Systemprogrammierung

Grundlagen von Betriebssystemen

Teil B – VI.2 Betriebssystemkonzepte: Speicher

Wolfgang Schröder-Preikschat

23. Juni 2021

Agenda

Gliederung

Lehrstoff

- behandelt werden grundlegende Aspekte der **Speicherorganisation**
  - Dauerhaftigkeit von Datenhaltung und die Speicherpyramide
  - von Prozessen generierte Referenzfolge innerhalb ihrer Adressräume
  - Unterschied zwischen realen, logischen und virtuellen Adressraum
- die Grundkonzepte der **Speicherverwaltung** kennenlernen
  - Speicherzuteilung und -virtualisierung differenzieren
  - Auflösung gekachelter/segmentierter Speicherverwaltung erklären
  - wesentliche Merkmale von virtuellem Speicher im Ansatz vorstellen
- Bedeutung der sogenannten **Platzierungsstrategie** vermitteln
  - kurz segmentierte und gekachelte Verfahren vorstellen
  - Suchaufwand und Verschnitt gegenüberstellen
  - wichtige Verfahren (*best-*, *worst-*, *first-*, *next-fit*) benennen
- Vertiefung „dynamischer Speicher“, die **Halde**
  - Freispeicherverwaltung auf Maschinenprogrammebene
  - Interaktion zwischen Maschinenprogramm und Betriebssystem zeigen
  - zwischen lokaler und globaler Speicherverwaltung unterscheiden

Gliederung

Speichersysteme

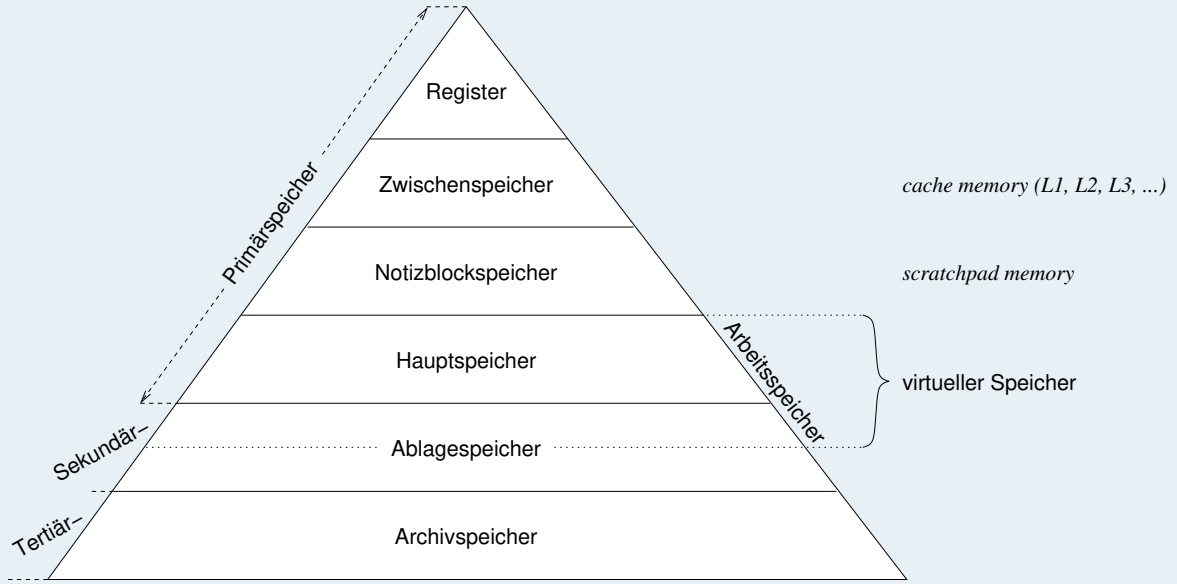
Definition (Speicher)

von (lat.): *spicarium* Getreidespeicher, ein Ort oder eine Einrichtung zum Einlagern von materiellen oder immateriellen Objekten.

- Vorrichtung an elektronischen Rechenanlagen, die eine kurz-, mittel- oder langfristige Speicherung von Informationen ermöglicht
  - kurz
    - hunderte von ns $\leq$ *Ladungshaltung*(*RAM*) $\leq$ dutzende von s
    - **Primärspeicher**: Register-, Zwischen-, Haupt-/Arbeitsspeicher
  - mittel
    - *Flash*-/Festplattenspeicher 2–10, im Mittel 5 Jahre
    - **Sekundärspeicher**: Arbeitsspeicher, Ablagesystem (Dateien)
  - lang
    - Festplattenarchive $\leq$ 30 Jahre $\leq$ Magnetbandarchive
    - optische Speicher (DVD) vermutlich 100 Jahre
    - **Tertiärspeicher**: Archiv
  - je größer die Zeitspanne, desto größer Kapazität und Zugriffszeit
- dabei sind Haupt-/Arbeitsspeicher und bedingt auch die Ablage in den Maschinenprogrammen direkt adressierbar
  - Multics [2] bildete Dateien auf Segmente im virtuellen Adressraum ab

Speicherpyramide I

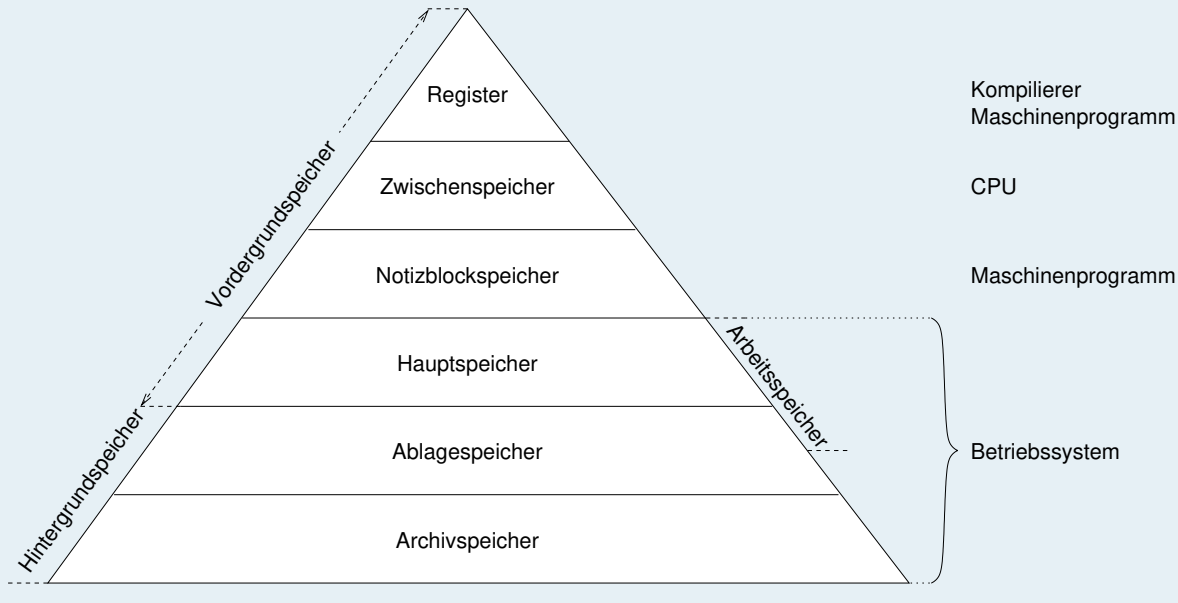
Ausprägung



- falls **virtueller Speicher** Merkmal der Maschinenprogrammebene ist, erstreckt sich der Arbeitsspeicher auf Hauptspeicher und Ablage
  - nur die **Arbeitsmenge** an Text/Daten ist im Hauptspeicher eingelagert
  - alle anderen Bereiche sind in der Ablage (*swap area*) ausgelagert

Speicherpyramide II

Verantwortung



- bei **Mehrprogrammbetrieb** $\mapsto$ **Adressraumisolation** verwaltet jedes Maschinenprogramm seinen eigenen **Haldenspeicher**
  - Verwaltungsfunktionen (`malloc`/`free`) stellt das Laufzeitsystem (`libc`)
  - diese interagieren mit der Speicherverwaltung des Betriebssystems

Referenzfolge

reference string

- ein **laufender Prozess** (vgl. [3, S. 20]) generiert Folgen von Adressen auf den Haupt-/Arbeitsspeicher, und zwar:
  - i nach Vorschrift des Programms, das diesen Prozess spezifiziert, wie auch
  - ii in Abhängigkeit von den Eingabedaten für den Programmablauf
- der zur Bildung dieser Adressen gegebene **Wertevorrat** hat anfangs eine feste Größe, dehnt sich gemeinhin dann aber weiter aus
  - dieser Vorrat ist initial statisch und gibt die zur Programmausführung mindestens erforderliche Menge an Haupt-/Arbeitsspeicher vor
  - zur Laufzeit ist diese **Menge** dynamisch, nimmt zu und kann dabei aber den „einem Prozess zugebilligten“ Wertevorrat nicht überschreiten
    - letzteres sichert entweder der Kompilierer oder das Betriebssystem zu
    - d.h., durch eine „typsichere Programmiersprache“ oder im Zusammenspiel mit der MMU der Befehlssatzebene
- der einem Prozess zugebillgte Adressvorrat gibt den **Adressraum** vor, in dem dieser Prozess (logisch/physisch) eingeschlossen ist
  - der Prozess kann aus seinem Adressraum normalerweise nicht ausbrechen und folglich nicht in fremde Adressräume eindringen
  - der **Prozessadressraum** hat eine durch (HW/BS) beschränkte Größe

Gedankenspiel I

Referenzfolge „symbolischer Adressen“

- gegeben sei folgendes Programm in C:

```
1  #include <stdlib.h>
2
3  int main() {
4      while (1)
5          ((void(*)())random())();
6  }
```

- bzw. in ASM_{x86}:

```
12 main:
13   subl $12, %esp
14 .L2:
15   call random
16   call *%eax
17   jmp  .L2
```

- zu bestimmen sei die Referenzfolge eines diesbezüglichen Prozesses, unter folgender Annahme:

```
7  static void vain() { }
8
9  void (*(random)())() {
10     return vain;
11 }
```

```
18 vain:
19   rep
20   ret
21
22 random:
23   movl $vain, %eax
24   ret
```

- C: $\ldots, \overline{5, 10, 7}$
- ASM_{x86}: $\ldots, 13, \overline{15, 23, 24, 16, 19, 20, 17}$

Gedankenspiel II

- mit gdb einen Blick in den Prozessadressraum werfen, um so Einblick in den **statischen Wertevorrat** an Programmadressen zu erhalten:

```
1  (gdb) info line main
2  No line number information available for address 0x80481c0 <main>
3  (gdb) disas 0x80481c0
4  Dump of assembler code for function main:
5     0x080481c0 <+0>: push   %ebp
6     0x080481c1 <+1>: mov    %esp,%ebp
7     0x080481c3 <+3>: and    $0xfffffff0,%esp
8     0x080481c6 <+6>: xchg   %ax,%ax
9     0x080481c8 <+8>: call   0x8048300 <random>
10    0x080481cd <+13>:    call   *%eax
11    0x080481cf <+15>:    jmp    0x80481c8 <main+8>
12 End of assembler dump.
13 (gdb) disas 0x8048300
14 Dump of assembler code for function random:
15    0x08048300 <+0>: mov    $0x80482f0,%eax
16    0x08048305 <+5>: ret
17 End of assembler dump.
18 (gdb) disas 0x80482f0
19 Dump of assembler code for function vain:
20    0x080482f0 <+0>: repz ret
21 End of assembler dump.
22 (gdb)
```

Hier ist nur die aus dem Befehlsabruf resultierende, statisch leicht bestimmbare Referenzfolge gezeigt. Es fehlen Referenzen, die die Stapeloperationen (`push`, `call` und `ret`) zur Folge haben. Diese sind mangels Kenntnis der Vorgeschichte des Prozesses allein durch „Programmlektüre“ nicht ableitbar.

- für den **Befehlsabruf** ergibt sich als **Referenzfolge** des Prozesses:
  - $\ldots, 0x08048[1c0, 1c1, 1c3, 1c6, \overline{1c8, 300, 305, 1cd, 2f0, 1cf}]$

Adressraumlehre I

- Befehlssatzebene (Ebene_2)

Definition (realer Adressraum)

Der durch einen Prozessor definierte Wertevorrat $A_r = [0, 2^n - 1]$ von Adressen, mit $e \leq n \leq 64$ und (norm.) $e \geq 16$. Nicht jede Adresse in A_r ist jedoch gültig, d.h., A_r kann Lücken aufweisen.

  - der **Hauptspeicher** ist adressierbar durch einen oder mehrere Bereiche in A_r, je nach Hardwarekonfiguration

- Maschinenprogrammebene (Ebene_3)

Definition (logischer Adressraum)

Der in Programm P definierte Wertevorrat $A_l = [n, m]$ von Adressen, mit $A_l \subset A_r$, der einem Prozess von P zugebilligt wird. Jede Adresse in A_l ist gültig, d.h., A_l enthält *konzeptionell* keine Lücken.

  - führt **Arbeitsspeicher** ein, der linear adressierbar ausgelegt ist und durch das Betriebssystem vollständig auf den Hauptspeicher abgebildet wird

- Maschinenprogrammebene (Ebene$_3$)

Definition (virtueller Adressraum)

$A_v = A_l$: A_v übernimmt alle Eigenschaften von A_l. Jedoch nicht jede Adresse in A_v bildet ab auf ein im Hauptspeicher liegendes Datum.

  - Benutzung einer solchen nicht abgebildeten Adresse in A_v verursacht in dem betreffenden Prozess einen **Zugriffsfehler**
  - der Prozess erfährt eine **synchrone Programmunterbrechung** (*trap*), die vom Betriebssystem behandelt wird
  - das Betriebssystem sorgt für die **Einlagerung** des adressierten Datums in den Hauptspeicher und
  - der Prozess wird zur **Wiederholung** der gescheiterten Aktion gebracht
- der durch A_v für den jeweiligen Prozess benötigte Hauptspeicher ist „nicht in Wirklichkeit vorhanden, aber echt erscheinend“
  - jedoch steht jederzeit genügend Arbeitsspeicher für A_v zur Verfügung
    - einesteils im Hauptspeicher, anderenteils in der Ablage (*swap area*)
  - der Arbeitsspeicher ist eine virtuelle, der Hauptspeicher eine reale Größe

Gliederung

Aufgaben der Speicherverwaltung

- zentrale Aufgabe ist es, über die **Speicherzuteilung** an einen Prozess Buch zu führen und seine Adressraumgröße dazu passend auszulegen
  Platzierungsstrategie (*placement policy*)
  - wo im Hauptspeicher ist noch Platz?
- zusätzliche Aufgabe kann die **Speichervirtualisierung** sein, um trotz knappem Hauptspeicher Mehrprogrammbetrieb zu maximieren
  Ladestrategie (*fetch policy*)
  - wann muss ein Datum im Hauptspeicher liegen?

  Ersetzungsstrategie (*replacement policy*)
  - welches Datum im Hauptspeicher ist ersetzbar?
- die zur Durchführung dieser Aufgaben typischerweise zu verfolgenden Strategien profitieren voneinander — oder bedingen einander
  - ein Datum kann ggf. erst platziert werden, wenn Platz freigemacht wurde
  - etwa indem das Datum den Inhalt eines belegten Speicherplatzes ersetzt
  - ggf. aber ist das so ersetzte Datum später erneut zu laden
  - bevor ein Datum geladen werden kann, ist Platz dafür bereitzustellen

„Reviere“ einer Speicherverwaltung

- normalerweise sind die **Verantwortlichkeiten** auf mehrere Ebenen innerhalb eines Rechensystems verteilt
  Speicherzuteilung
  - Maschinenprogramm und Betriebssystem
  - Haldenspeicher, Hauptspeicher

  Speichervirtualisierung
  - ist allein Aufgabe des Betriebssystems
  - Haupt-/Arbeitsspeicher, Ablage
- das Maschinenprogramm verwaltet den seinem Prozess (-adressraum) jeweils zugeteilten Speicher **lokal** eigenständig
  - stellt dabei **sprachenorientierte Kriterien** in den Vordergrund
    - typisch für den Haldenspeicher $\rightsquigarrow$ `malloc/free`
- das Betriebssystem verwaltet den gesamten Haupt-/Arbeitsspeicher **global** für alle Prozessexemplare bzw. -adressräume
  - stellt dabei **systemorientierte Kriterien** in den Vordergrund
    - hilft, einen Haldenspeicher zu verwalten $\rightsquigarrow$ z.B. `sbrk/mmap`
- Maschinenprogramm und Betriebssystem gehen somit eine **Symbiose** ein, sie nehmen eine **Arbeitsteilung** vor
  - genauer gesagt: das Laufzeitsystem (`libc`) im Maschinenprogramm

Granularität/Auflösung der Speicherzuteilung

- je nach Haupt-/Arbeitsspeicher (inkl. Haldenspeicher) ergibt sich für die Verwaltung ein problemspezifischer Zerlegungsgrad wie folgt:
  - Wort
    - Platzierungseinheit für Hauptspeicher
      - abhängig von CPU: Vielfaches von **Byte**[1]
  - Zelle
    - Platzierungseinheit für Halden- und Hauptspeicher
      - abhängig von Laufzeit-/Betriebssystem: 8 B, 16 B, 16/32 B
  - Kachel
    - Platzierungs-, Lade- und Ersetzungseinheit für Arbeitsspeicher
      - abhängig von MMU: 512 B bis 1 GiB (typisch 4 KiB)
- diese Granulate werden zusammengefasst in **uniforme Segmente** mit Adresswerten, die einem Vielfachen der Granulatgröße entsprechen
  - wobei die Segmente die **Schutzeinheit** im logischen Adressraum bilden
  - bei entsprechender **Ausrichtung** (*alignment*) im Haupt-/Arbeitsspeicher

Platzierungsstrategie

Die Verfahren dazu sind je nach Speicherauflösung grob kategorisiert in **segmentierte** und **gekachelte Speicherverwaltung**.

[1] Das kleinste adressierbare Speicherelement: historisch 5–36 Bits breit.

Aspekte der Speicherzuteilung

segmentierte ↔ gekachelte Speicherverwaltung

Segmente können verschieden groß sein, ihre jeweiligen Attribute sind Granularität, Adresse und Länge. Kacheln dagegen sind alle gleich groß, sie unterscheiden sich lediglich durch ihre Adressen.

- um die „Granulate“ im Hauptspeicher platzieren zu können, ist Buch über nicht zugeteilte Speicherbereiche zu führen
  - freie Speicherbereiche werden in einer **Löcherliste** (*hole list*) geführt
    - ein freier Platz ist Loch, Lücke, Hohlraum (*hole*) zwischen belegten Plätzen
    - wobei der für ein Listenelement benötigte Speicher das Loch selbst sein kann
      ↪ Haldenspeicher: freie und belegte Plätze teilen denselben Adressraum ☺
  - die Liste ist sortiert nach Größe oder Adresse der vorhandenen Löcher
    - womit verschiedene Ziele bei der Zuteilungsstrategie verbunden sind (S. 19)
    - jedoch macht Sortierung nach Größe bei gekacheltem Speicher wenig Sinn
- wenn möglich, ist **Verschnitt** (*waste*) klein zu halten: *Zielkonflikt!*

i einen Platz fester Größe zuteilen ⇝ Segmente kacheln
  - vermeidet *externen* Verschnitt auf Kosten *internen* Verschnitts

ii bei Freigabe zwei in A_r angrenzende Löcher zu einem Loch verschmelzen

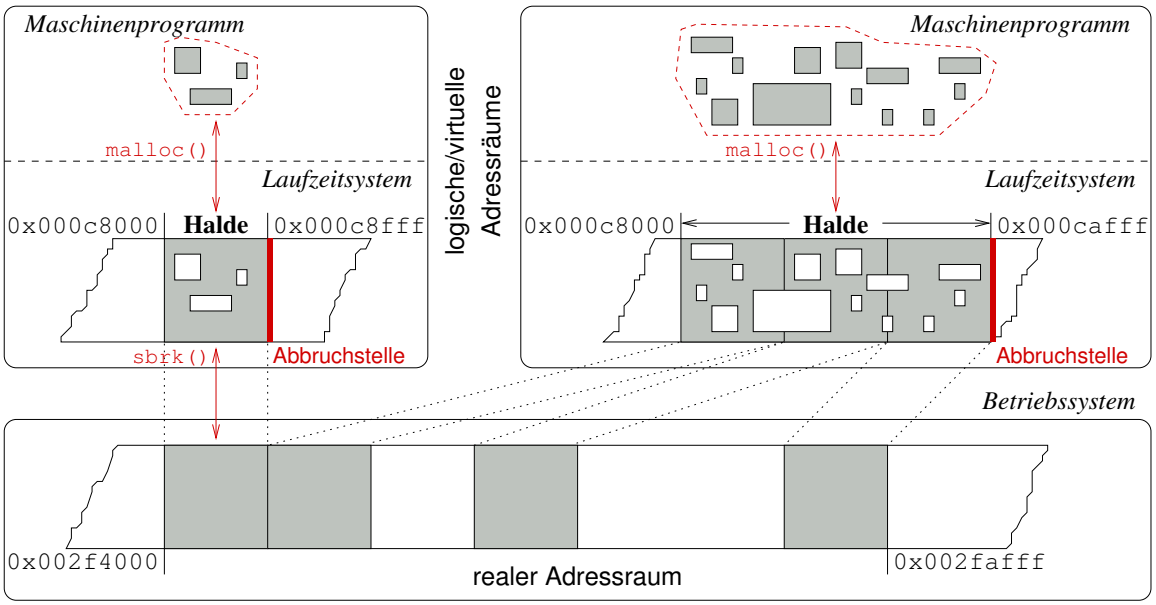
Strategien der Speicherzuteilung

- **Sortierkriterien** der Freispeicherliste und damit verbundene **Ziele**:
  - *best-fit*: zunehmende Größen, von vorne: **Verschnitt minimieren**
  - *worst-fit*: abnehmende Größen, von vorne: **Suchaufwand minimieren**
    - ↪ beide Strategien machen die Einsortierung eines anfallenden Rests und somit einen zweiten Listendurchlauf notwendig
    - ↪ aus gleichem Grund ist Verschmelzung angrenzender Löcher zu einem großen Loch in beiden Fällen aufwendig
  - *first-fit*: aufsteigende Adressen, von vorne: **Laufaufwand minimieren**
  - *next-fit*: wie zuvor, jedoch ab letzter Fundstelle: **Verschnitt nivellieren**
    - ↪ Verschmelzung angrenzender Löcher zu einem großen Loch ist in beiden Fällen unaufwendig
    - ↪ beide Strategien tendieren dazu, große Löcher zu zerschlagen und dadurch mehr Verschnitt zu generieren (FF mehr als NF)

Auch eine schwere Tür hat nur einen kleinen Schlüssel nötig. (Dickens)

- die „Einfachheit“ macht *first-* und *next-fit* zu guten Kompromissen...
  - vgl. Anhang, S. 32 – 36

Synergie bei der Speicherzuteilung



- das **Laufzeitsystem** verwaltet Speicher, der dem Adressraum eines einzelnen Maschinenprogramms vom Betriebssystem zugeteilt wurde
- das **Betriebssystem** verwaltet Speicher, der den Adressräumen aller Maschinenprogramme zugeteilt worden ist oder werden kann

Speicherrückgabe

. . . macht sehr wohl Sinn!

Speicherrückgabe durch `free` an das Betriebssystem ist nicht nötig, da bei virtuellem Speicher ungenutzter Speicher schon rückgewonnen wird — kolportiert die Informatikfolklore.

- jede Implementierung virtuellen Speichers basiert auf **Schätzungen**
  - Rückgewinnung ungenutzten Speichers leistet die Ersetzungsstrategie
  - alle dazu bekannten Verfahren greifen auf **Heuristiken** zurück
  - ob Speicher endgültig ungenutzt ist, weil er frei ist, bleibt daher ungewiss
  - nur das Maschinenprogramm selbst kann darüber Gewissheit haben
- eine Folge daraus ist, dass **Programmierfehler** unentdeckt bleiben
  - Adressen zu ungenutztem Haldenspeicher sind im Adressraum noch gültig
  - nur Rückgabe ans Betriebssystem kann diese Adressen ungültig machen
- zudem verursacht diese Heuristik **nichtdeterministische Prozesse**
  - eine kontraproduktive Eigenschaft für (festen/harten) Echtzeitbetrieb
  - deshalb implementiert nicht jedes Betriebssystem virtuellen Speicher. . .

Verschmelzung und Kompaktifizierung

Ist notwendig bzw. wünschenswert für große, rückgabefähige Löcher.

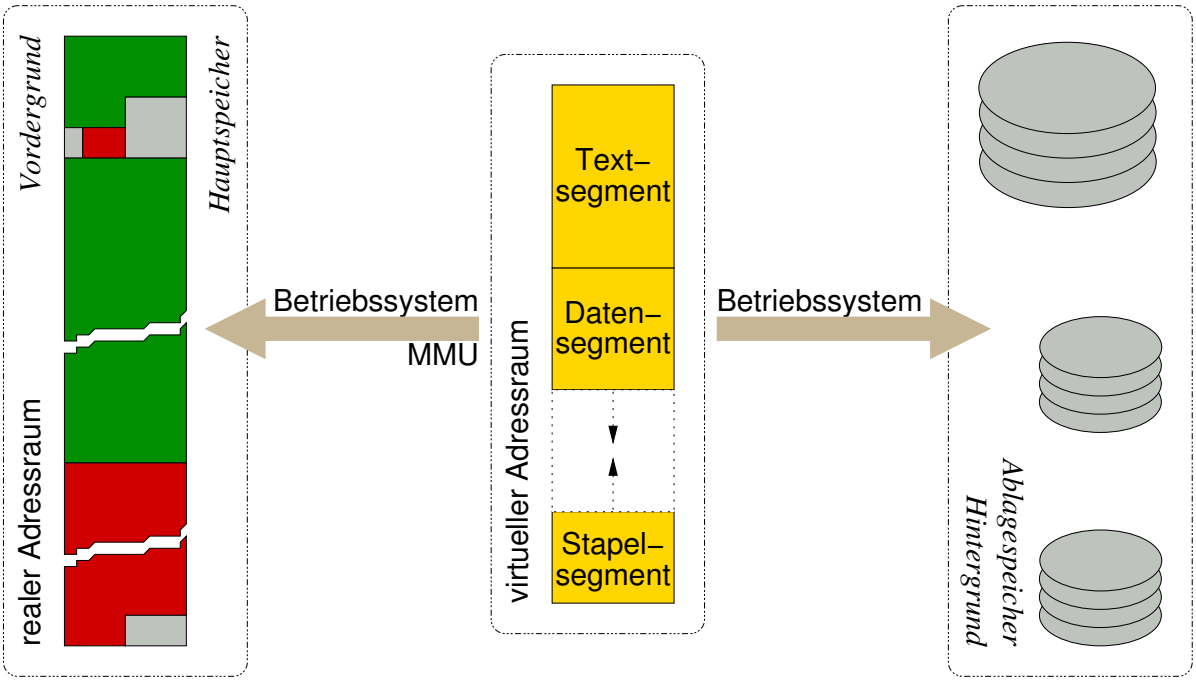
Virtueller Speicher

*Eine **Betriebssystemtechnik**, die laufende (ggf. nichtsequentielle) Prozesse ermöglicht, obwohl ihre Maschinenprogramme samt Daten nicht komplett im Hauptspeicher liegen.*

- sobald und solange Spannung anliegt, erfordert die Befehlssatzebene (d.h., der reale Prozessor) einen kontinuierlichen Befehlsstrom
  - anderenfalls gelingt der Befehlsabruf- und -ausführungszyklus nicht
- aus welchen Programmabläufen sich dieser Befehlsstrom ergibt, ist für die Befehlssatzebene jedoch nicht von Bedeutung
  - Abläufe innerhalb eines realen/logischen Adressraums erfordern, dass die betreffenden Programme vollständig im Hauptspeicher vorliegen
    - jede Adresse muss auf ein im Hauptspeicher vorliegendes Datum abbilden
  - im Gegensatz zu Abläufen innerhalb eines virtuellen Adressraums, der die **partielle Abbildung** einer Adresse auf ein Datum ermöglicht (vgl. S. 13)
- die durch die **Lokalität** eines Prozesses definierte **Referenzfolge** gibt die Adressen vor, die auf den Hauptspeicher abzubilden sind
  - alle anderen Adressen bilden ab auf die Ablage (*swap area*)

Partielle Abbildung virtueller Adressräume

(vgl. S. 13)



- Abbildungseinheit ist eine **Seite** (*page*), die Strukturierungselement sowohl des logischen als auch des virtuellen Adressraums ist
  - sie passt exakt auf eine Kachel, auch **Seitenrahmen** (*page frame*)

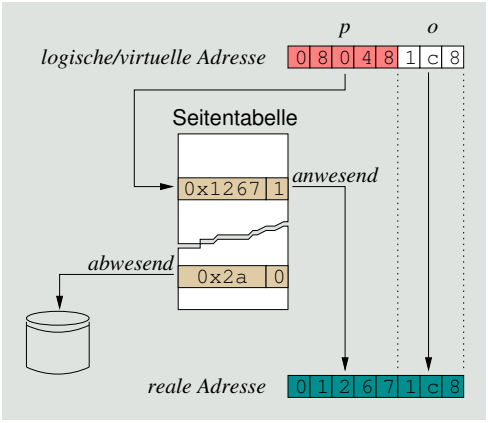
Abbildungstabelle

f : Seiten $\mapsto$ Seitenrahmen d.h. Kacheln

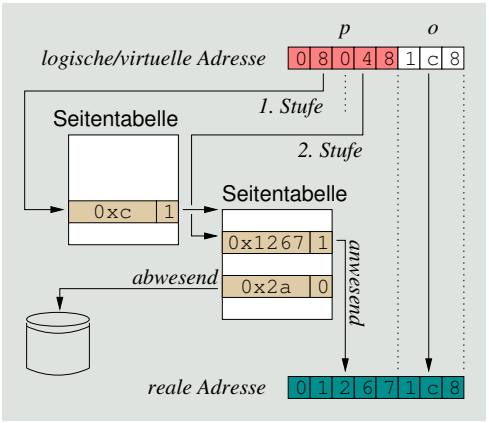
- eine ein- oder mehrstufig organisierte **Seitentabelle** (*page table*)
  - ein Feld (*array*), Datentypelement „**Seitendeskriptor**“ (*page descriptor*)
    - definiert durch das Betriebssystem, verarbeitet von der MMU
  - im Deutschen auch bezeichnet als „Seiten-Kachel-Tabelle“
- indiziert durch die **Seitennummer** (*page number*) einer Adresse
  - jede logische/virtuelle Adresse bildet ein Tupel $A = (p, o)$
  - mit Seitennummer p und Versatz (*offset*) o innerhalb dieser Seite
    - Wertevorrat $o = [0, 2^i - 1]$, mit $9 \leq i \leq 30$ (vgl. S. 17)
    - Wertevorrat $p = [0, 2^{n-i} - 1]$, mit $32 \leq n \leq 64$
    - mit p als Indexwert liest die MMU den A abbildenden Seitendeskriptor
- der Seitendeskriptor enthält die für die Abbildung nötigen **Attribute**
  - Informationen über den gegenwärtigen Zustand der Seite
    - anwesend, referenziert, modifiziert, schreibbar, ausführbar, zugänglich, ...
  - Kachelnummer/-adresse im Hauptspeicher (falls anwesend, eingelagert) oder Blocknummer in der Ablage (falls abwesend, ausgelagert)
- jeder Zugriff auf eine abwesende, ausgelagerte Seite verursacht einen **Seitenfehler** (*page fault*) $\rightsquigarrow$ Teilinterpretation des Zugriffs

Abbildung (Prinzip)

- angenommen, die CPU ruft folgenden Befehl zur Ausführung ab: `0x080481c8 <+8>: call 0x8048300 <random>` (vgl. S. 11)
  - einstufige Abbildung



  - *base/limit* Registerpaar (MMU) grenzt die Seitentabelle ein
  - verschieden große Seitentabellen
  - zweistufige Abbildung (x86)



  - *base* Register (MMU) lokalisiert die Seitentabelle der 1. Stufe
  - gleich große Seitentabellen

↪ ***Trap***, falls $p \geq limit$ (li.) oder ungültiger/leerer Seitendeskriptor (beide)

Gliederung

Resümee

- behandelt wurde die **Speicherorganisation** von Rechensystemen
  - Primär-, Sekundär- und Tertiärspeicher als die drei Hauptkategorien
  - Verfeinerungen sind Haupt-, Arbeitsspeicher und Ablage
  - Bausteine von Vorder- und Hintergrundspeicher zur Programmausführung
  - bilden Ebenen einer **Speicherpyramide** (auch: Speicherhierarchie)
- die für Speicherverwaltung relevante **Adressraumlehre** präsentiert
  - **Referenzfolgen** sind wichtig, um virtuellen Speicher zu begreifen
  - Bezugspunkt dabei ist die **Adressraumart**: real, logisch, virtuell
  - logischer und virtueller Adressraum sind zwei verschiedene Konzepte:

    totale Abbildung $f : A_l \to A_r$ von logischen auf realen Adressen

    partielle Abbildung $f : A_v \rightsquigarrow A_r$ von virtuellen auf realen Adressen
- Aufgaben der Speicherverwaltung sind in **Politiken** untergliedert
  - Platzierungs-, Lade- und Ersetzungsstrategie
  - erstere meint Speicherzuteilung, letztere beiden Speichervirtualisierung
  - virtueller Speicher ermöglicht Prozesse unvollständiger Programme
- das **Ausmaß** eines virtuellen Adressraums kann riesig sein
  - der Hauptspeicher im realen Adressraum ist indes verschwindend klein. . .

Literaturverzeichnis I

[1] Chase, J. S. ; Levy, H. M. ; Freeley, M. J. ; Lazowska, E. D.:
Sharing and Protection in a Single-Address-Space Operating System.
In: *Transaction on Computer Systems* 12 (1994), Nov., Nr. 4, S. 271–307

[2] Daley, R. C. ; Dennis, J. B.:
Virtual Memory, Processes, and Sharing in MULTICS.
In: *Communications of the ACM* 11 (1968), Mai, Nr. 5, S. 306–312

[3] Kleinöder, J. ; Schröder-Preikschat, W. :
Prozesse.
In: Lehrstuhl Informatik 4 (Hrsg.): *Systemprogrammierung*.
FAU Erlangen-Nürnberg, 2015 (Vorlesungsfolien), Kapitel 6.1

Abbildungsfunktionen I

- Seitendeskriptor und Bildung einer „eingerahmten“ realen Adresse:[2]

```
1  #define PAGE_SIZE (1<<12)    /* 4KB per page and page frame, resp. */
2
3  typedef struct page {
4      unsigned present:1;      /* true iff in mainstore, false otherwise */
5      unsigned reserved:11;    /* more page attributes (for further study in SP2) */
6      unsigned frame:20;       /* page-aligned mainstore address: page frame number */
7  } page_t;
8
9  inline void *match(page_t *page, void *addr) {
10     return (void *)((page->frame * PAGE_SIZE) | ((size_t)addr & (PAGE_SIZE - 1)));
11 }
```

- Seitentabelle und Ableitung des Seitendeskriptors aus einer Adresse:

```
12 typedef struct map {
13     page_t *table;           /* page table base address */
14     size_t  limit;           /* last valid page table entry */
15 } map_t;
16
17 extern map_t map;            /* page table base/limit register pair */
18
19 inline page_t *probe(map_t *map, void *addr) {
20     unsigned pano = ((unsigned)addr) / PAGE_SIZE;
21     if (pano <= map->limit)          /* valid page number or address, resp. */
22         return &map->table[pano];    /* read page descriptor */
23     trap(SEGMENTATION_FAULT);        /* invalid page number: raise exception to OS */
24 }
```

[2] Mit möglichem Blocknummernwertevorrat $[0, 2^{31} - 1]$ für abwesende Seiten.

Abbildungsfunktionen II

- partielle Abbildung einer virtuellen Adresse, $f : A_v \rightsquigarrow A_r$ (vgl. S. 13)

```
1  void *v2r(void *addr) {
2      do {
3          page_t *page = probe(&map, addr);
4          if (page->present)  /* placed in mainstore */
5              return match(page, addr);
6          trap(PAGE_FAULT);   /* absent: raise excpetion to OS */
7      } while (1);            /* retry mapping */
8  }
```

  - gültige Seiten eines virtuellen Adressraums sind ein- oder ausgelagert
  - sind sie ausgelagert, wird ein **Seitenfehler** (*page fault*) angezeigt
  - Folge ist die **Seitenumlagerung** (*paging*) aus der Ablage (*swap area*) heraus und hinein in den Hauptspeicher

- totale Abbildung einer logischen Adresse, $f : A_l \rightarrow A_r$ (vgl. S. 12)

```
9  void *l2r(void *addr) {
10     return match(probe(&map, addr), addr);
11 }
```

  - im Unterschied zur partiellen Abbildung müssen die gültigen Seiten eines logischen Adressraums immer eingelagert sein
  - Seitenfehler gibt es hier nicht, jedoch bleibt der **Speicherzugriffsfehler** (*segmentation fault*: vgl. S. 29, Zeile 23)

Umfang eines virtuellen Adressraums

- mit N für die **Adressbreite** (einer virtuellen Adresse) in Bits:

N	Adressraumgröße (2^N Bytes)	Dimension			
16	65 536	64 kibi	(2^{10})	kilo	(10^3)
20	1 048 576	1 mebi	(2^{20})	mega	(10^6)
32	4 294 967 296	4 gibi	(2^{30})	giga	(10^9)
⋮			⋮		⋮
48	281 474 976 710 656	256 tebi	(2^{40})	tera	(10^{12})
64	18 446 744 073 709 551 616	16 384 pebi	(2^{50})	peta	(10^{15})

- ein einziger virtueller Adressraum kann so riesig sein, dass es schnell an Ablageplatz fehlt, um ausgelagerte Seiten zu speichern ☹
- darüber hinaus können seine Adressen ewig gültig sein...

> *A full 64-bit address space will last for 500 years if allocated at the rate of one gigabyte per second. [1, S. 272]*

Haldenspeicher I

first-fit

```
1  #include <stddef.h>
2
3  typedef struct cell {
4      struct cell *next;
5      size_t size;
6  } cell_t;
```

```
7   extern cell_t *list;
8
9   extern cell_t *acquire(size_t);
10  extern size_t  release(cell_t *);
```

- freien Speicher erwerben, einen passenden Bereich ausfindig machen:

```
11 cell_t *acquire(size_t want) {
12     size_t need = ((want + sizeof(cell_t) - 1) / sizeof(cell_t)) + 1;
13     cell_t **link = &list, *cell;
14
15     while ((cell = *link)) {            /* one/another hole listed, check it */
16         if (cell->size < need)          /* bad luck, it's too small */
17             link = &cell->next;         /* continue search... */
18         else {
19             if (cell->size > need) {                /* hole is large enough */
20                 cell->size -= need;                 /* shorten it */
21                 (cell + cell->size)->size = need;   /* remember cell size */
22                 return (cell + cell->size + 1);     /* deliver initial address */
23             }
24             *link = cell->next;         /* hole fits exactly, remove from list */
25             return cell + 1;            /* deliver initial address */
26         }
27     }
28
29     return 0;
30 }
```

Next-fit *führt einen* `last`*-Zeiger ein, der den zuletzt untersuchten Listeneintrag (*`link`*) vermerkt. Suchläufe beginnen bzw. enden bei* `last`*, mit Umgriff am Listenende auf den Listenanfang (*`list`*).*

Haldenspeicher II

first-fit

- Speicher freigeben, wenn möglich mit Nachbarlöchern verschmelzen:

```
31  size_t release(cell_t *hole) {
32      size_t free = 0;
33
34      if (hole-- && hole->size) {         /* start at cell head (descriptor) */
35          cell_t **link = &list;
36
37          while (*link && ((*link)->next < hole)) /* find location on list */
38              link = &(*link)->next;              /* continue search... */
39
40          if (*link) {        /* location found, try to merge */
41              if (((*link) + (*link)->size) == hole)      /* preceeding hole, merge */
42                  free = ((*link)->size += hole->size);
43              if ((hole + hole->size) == (*link)->next)   /* succeeding hole, merge */
44                  free = ((*link)->size += (*link)->next->size);
45          }
46
47          if (!free) {        /* merging was not possible, add hole to free list */
48              free = hole->size;          /* remember amount of freeing */
49              hole->next = *link;         /* link with successor hole */
50              *link = hole;               /* enlist freed hole */
51          }
52      }
53      return free * sizeof(cell_t);       /* deliver number of bytes freed */
54  }
```

34

- neben der Zellengröße ist der Test auf ein **Kennzeichen** sinnvoll, um „falsche“ Zellen zumindest ansatzweise erkennen zu können
- als Platzhalter des Kennzeichens bietet sich das `next`-Attribut an

Haldenspeicher III

Eigennachbau von Funktionen der `libc`

- Nachbildung der funktionalen Eigenschaften von `malloc` und `free`:

```
1   #include "cell.h"
2
3   void *malloc(size_t want) {
4       cell_t *cell = acquire(want);   /* try request */
5       if (!cell) {                    /* failed, no hole found */
6           cell = enlarge(want);       /* ask for more memory */
7           if (cell)                   /* great, OS supplied */
8               cell = acquire(want);   /* retry request */
9       }
10      return cell;
11  }
12
13  void free(void *cell) {
14      size_t size = release((cell_t *)cell);
15      if (size)               /* new free memory released */
16          reclaim(size);      /* give operating system (OS) a hint */
17  }
```

- im Unterschied zum Original, teilt `free` dem Betriebssystem mit, dass Haldenspeicher endgültig rückgewonnen werden kann
- Informatikfolklore hält diesen Hinweis unnötig bei virtuellem Speicher

Interaktion Maschinenprogramm/Betriebssystem I

- UNIX-kompatible Betriebssystemschnittstelle nutzen:

```
1  #include <unistd.h>
```

- dynamischen Speicher vergrößern, logischen Adressraum verlängern:

```
2  cell_t *enlarge(size_t want) {
3      size_t size = ((want + getpagesize() - 1) / getpagesize()) * getpagesize();
4      cell_t *cell = (cell_t *)sbrk(size);     /* new program break */
5
6      if ((int)cell != -1) {
7          cell->next = 0;                      /* only cell this section */
8          cell->size = size / sizeof(cell_t); /* make cell size */
9          release(cell + 1);                   /* add section to free list */
10     }
11
12     return (int)cell == -1 ? 0 : cell;
13 }
```

- das Beispiel greift mit `sbrk` einen recht alten Ansatz auf,[3] der das Ende des Datensegments eines Maschinenprogramms verschiebt

  nach hinten – um mehr Speicher vom Betriebssystem zu erhalten

  nach vorne – um dem Betriebssystem Speicher zurück zu geben

- verändert wird die **Abbruchstelle** im Programm (*program break*), die Adresse der ersten Speicherstelle jenseits des gültigen Datensegments

[3] Nicht zuletzt, um Spielraum zum Selbststudium zu lassen. ☺

Interaktion Maschinenprogramm/Betriebssystem II

- Größenangabe auf Tauglichkeit zur Speicherrückgabe prüfen:

```
14 int adapted(size_t size) {
15     return ((size / getpagesize()) * getpagesize()) == size;
16 }
```

- dynamischen Speicher zurückgeben, logischen Adressraum verkürzen:

```
17 void *reclaim(size_t size) {
18     if (adapted(size)) {
19         cell_t **link = &list;
20
21         while ((*link)->next != 0)       /* skip to end of data section */
22             link = &(*link)->next;       /* BTW: a tail pointer is a good idea... */
23
24         if (((*link)->size * sizeof(cell_t) == size)     /* hole size fits and */
25         &&  ((*link) + (*link)->size) == sbrk(0)) {      /* hole is before break */
26             void *hole = *link;                          /* save return value */
27             sbrk(-((*link)->size * sizeof(cell_t)));     /* new program break */
28             *link = 0;                                   /* new list tail item */
29             return hole;
30         }
31     }
32     return 0;
33 }
```

- bei *first/next-fit* könnte die Adresse des letzten gelisteten Lochs eine neue Abbruchstelle im Maschinenprogramm markieren
- dazu muss die dem Loch folgende Adresse der aktuellen Abbruchstelle entsprechen und die Lochgröße muss Vielfaches der Kachelgröße sein